

# PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 08-263380

(43)Date of publication of application : 11.10.1996

(51)Int.Cl.

G06F 12/08  
G06F 12/12

(21)Application number : 07-062977

(71)Applicant : MITSUBISHI ELECTRIC CORP

(22)Date of filing : 22.03.1995

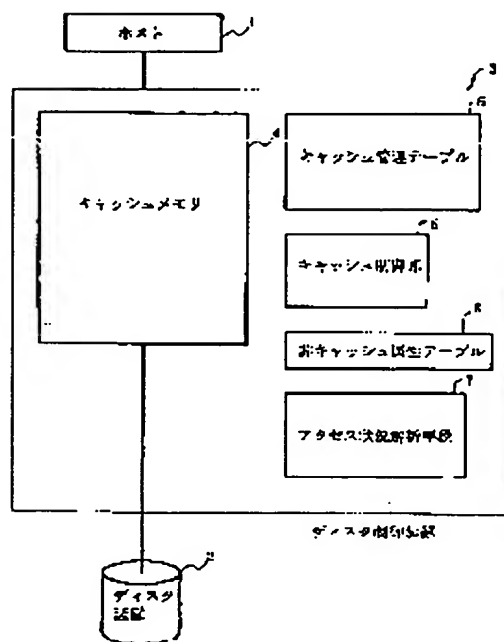
(72)Inventor : TAKATORI KATSUHITO

## (54) DISK CACHE CONTROL SYSTEM

### (57)Abstract:

PURPOSE: To improve the hit rate of a disk cache by determining the replace priority of a cache block based on access attribute management information.

CONSTITUTION: A cache control part 5 reports access information to an access condition analysis means 7 at each time of the occurrence of access from a host computer 1 to a disk device 2. This information is fully recorded in the means 7. This recorded access information is analyzed at intervals of a certain time. At the time of analysis, access is classified with respect to each unit. The overall address area of the disk device 2 is divided by a proper size, and an accumulated value is calculated for each command in each section. Two sections are extracted from calculation results. That is, the section where the accumulated value is higher on the whole and the write operation occurs by a write command and the section where the accumulated value is higher on the whole and the write operation and the read operation equally frequently occur by write and read commands are extracted. A non-cache attribute table 8 is changed by the analysis of them.



## LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C); 1998,2000 Japan Patent Office

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平8-263380

(43) 公開日 平成8年(1996)10月11日

(51) Int.Cl. <sup>8</sup>	識別記号	序内整理番号	F I	技術表示箇所
G 0 6 F 12/08	3 2 0	7623-5B	G 0 6 F 12/08	3 2 0
12/12		7623-5B	12/12	A

審査請求 未請求 請求項の数 7 O L (全 10 頁)

(21) 出願番号 特願平7-62977

(22) 出願日 平成7年(1995)3月22日

(71) 出願人 000006013

三菱電機株式会社

東京都千代田区丸の内二丁目2番3号

(72) 発明者 鷹取 功人

鎌倉市大船五丁目1番1号 三菱電機株式  
会社情報システム研究所内

(74) 代理人 弁理士 高田 守 (外4名)

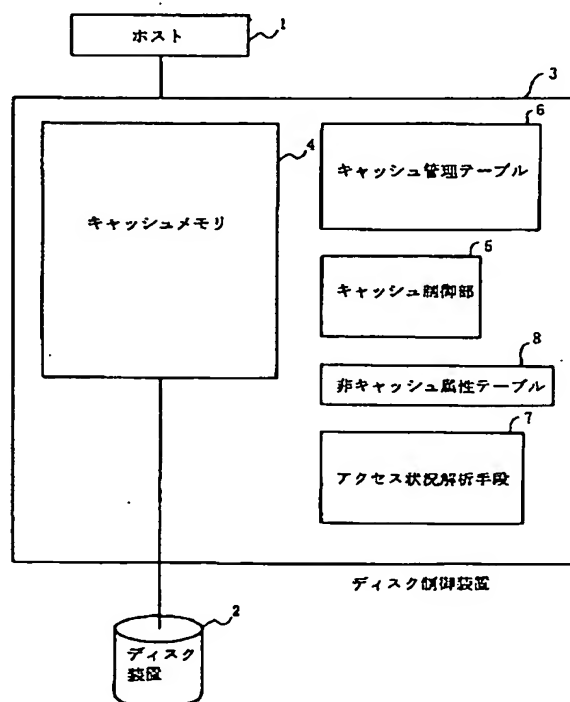
(54) 【発明の名称】 ディスクキャッシュ制御方式

(57) 【要約】

【目的】 ディスクキャッシュのヒット率を高め、ディスクキャッシュの性能向上をはかる。

【構成】 ホストコンピュータとディスク装置とのデータ転送を制御するディスク制御装置と、前記データの一部を保持するキャッシュメモリと、このキャッシュメモリを適当な大きさのキャッシュブロックに分割して管理するキャッシュ制御手段と、ホストからのアクセスの履歴を記録し解析するアクセス状況解析手段と、キャッシュしても無意味なデータの属性を記録する非キャッシュ属性テーブルを有する。

【効果】 キャッシュしても無意味なデータは極力ディスクキャッシュ上から積極的に排除し、他のデータをディスクキャッシュ上に長く留めることにより、ディスクキャッシュの性能向上を図れる。



## 【特許請求の範囲】

【請求項 1】 ホスト計算機と外部記憶装置間のデータ転送制御を行い、転送データの一部を保持するキャッシュメモリと、該キャッシュメモリを適当な大きさのキャッシュブロックに分割して管理するキャッシュ管理手段と該キャッシュ管理手段の情報に基づいてキャッシュ制御を行うキャッシュ制御手段とを備えた外部記憶制御手段において、

前記外部記憶制御手段は前記ホスト計算機から前記外部記憶装置に対するアクセス属性を管理するキャッシュ属性管理手段を備え、

キャッシュ制御手段は前記キャッシュ管理手段と前記キャッシュ属性管理手段が保持する管理情報に基づいてキャッシュブロック管理を行うようにしたことを特徴とするディスクキャッシュ制御方式。

【請求項 2】 前記アクセス属性を管理するキャッシュ属性管理手段はアクセスコマンド情報とアドレス情報とレンジ情報とアクセス形態情報を含み、ホスト計算機から設定するようにしたことを特徴とする請求項第 1 記載のディスクキャッシュ制御方式。

【請求項 3】 前記外部記憶制御手段はアクセス状況解析手段を備え、

該アクセス状況解析手段は前記ホスト計算機から前記外部記憶装置に対するアクセス状況を解析し該解析結果に基づいて前記キャッシュ属性管理手段に設定するようにしたことを特徴とする請求項第 1 項記載のディスクキャッシュ制御方式。

【請求項 4】 前記アクセス状況解析手段は前記外部記憶装置に対するアクセス属性がライト動作によって該アクセスアドレスが一定区間に集中していることを解析判断基準とするようにしたことを特徴とする請求項第 3 項記載のディスクキャッシュ制御方式。

【請求項 5】 前記アクセス状況解析手段は前記外部記憶装置に対するアクセス属性が同一アドレスに対し前記ホスト計算機から該外部記憶装置へのデータリード動作に続いて次のアクセス形態がデータライトであることを解析判断基準とするようにしたことを特徴とする請求項第 3 項記載のディスクキャッシュ制御方式。

【請求項 6】 前記キャッシュ制御手段によるキャッシュブロックリプレースのための優先順位変更は、前記ホスト計算機からのキャッシュブロックアクセスに引き続いて次のキャッシュブロック領域に対するアクセスが行われた時点で行うようにしたことを特徴とする請求項第 2 項乃至第 4 項記載のディスクキャッシュ制御方式。

【請求項 7】 前記キャッシュ制御手段によるキャッシュブロックリプレースのための優先順位変更は、前記ホスト計算機からのキャッシュブロックアクセスに引き続いて該同一キャッシュブロック領域に対するアクセスが行われた時点で行うようにしたことを特徴とする請求項第 2 項または第 3 項または第 5 項記載のディスクキャッ

シュ制御方式。

## 【発明の詳細な説明】

## 【0001】

【産業上の利用分野】 この発明は、ディスクキャッシュのヒット率を高めることによってディスク装置の性能向上を図ることを目的としたディスクキャッシュ制御方式に関するものである。

## 【0002】

【従来の技術】 ディスク装置はその機械的な構造上一旦アクセスするとシーク時間と回転待ち時間を要し、アクセス時間が主記憶等比べて非常に遅くなる。そこで、ディスク制御装置上にキャッシュメモリを設けて、一度ディスク装置へアクセスしたデータはこのキャッシュメモリ上にも記憶し、次に同じデータへのアクセス要求が発生した場合には、このキャッシュメモリ上のデータを使用することで、ディスク装置自体へ直接アクセスすることを回避し、ディスクアクセス時間の短縮を図っている。しかしながら、一般的にコスト的な理由により、キャッシュメモリの容量はディスク装置の容量よりも少ないため、ディスク装置上の新たなデータをキャッシュメモリに記憶する際には、既にキャッシュメモリ上に記憶していたデータを排除する必要性が生じる。この時、排除するデータを決定するアルゴリズムとしてLRU (Least Recently Used) などが使われる。このアルゴリズムは、最も最近にアクセスされたデータほどキャッシュメモリ上に常駐する優先度を高くしようというものである。しかし、単純にLRUアルゴリズムだけで管理すると、ある特定のアクセス性質を有するデータは確かにキャッシュメモリ上に長く留まり、結果としてホスト計算機からアクセスがあった時に、キャッシュメモリ上に存在している確率が高くなる。しかしながら、別のアクセスの性質を有するデータにとっては、アクセスの必要性の無いデータが、キャッシュメモリ上に長時間に亘って置かれることになり、そのため今後アクセスされ得る可能性のあるデータが排除される場合があった。

【0003】 例えば、データベースシステムではデータ保全のために通常データとは別にログ情報を記録している。このログ情報もディスク装置へ書き込まれるわけだが、そのログ情報の性格上、殆んどがライト動作でありそのアドレッシングもシーケンシャルに順次書き足して行くというアクセス方法が一般的である。また、通常は、一旦ライトされたデータがリードされる事は殆んどなく、万一の場合のデータ復旧時に参照される程度である。一方、ディスク装置の広範なアドレスに対してランダムにアクセスを行う”銀行の照会業務”に代表される更新系のトランザクション処理においては、一旦リードされたデータは何等かの加工を受けて再び同じ場所へ書き戻される事が多い。書き戻された後は、広範な領域に対してランダムにアクセスしているので、このデータが

使われる可能性は一般に少ないと推測される。

【0004】そのため、上記のケースのように、今後使われる可能性の殆んどない無駄なデータが、LRUアルゴリズムによって長くキャッシュメモリ上に置かれたり、またリプレース処理が発生した場合に、これからアクセスされる可能性の多いキャッシュブロックが選択され排除されていた。この結果、キャッシュのヒット率が下がり、性能の低下につながっていた。

【0005】そのため、例えば特開平 2 - 3 5 5 4 4 では、もう少しキャッシュメモリ上での滞在時間を延ばせば再び使われ得る（ヒット）データを調べ、この調査結果を反映させヒット率を向上させている。これは、キャッシュメモリをLRUで管理する通常のデータ管理手段と、このキャッシュメモリから過去に追い出されたデータを所定量分管理する第2のデータ管理手段を設ける。そして、あるデータをキャッシュメモリからLRUに従って排除する際に、第2のデータ管理手段から過去に追い出され事があるか否かを調べ、もしここに履歴が残っていれば、このデータのLRUがたとえ最下位であっても、このデータのLRUを最上位に変更し第2のデータ管理手段からこのデータの履歴を抹消した後、他のデータを排除するようにしていた。

【0006】また、別の方法として、例えば特開平 4 - 5 1 3 4 2 では、LRUだけでなくアクセス回数も併用して排除するキャッシュデータを決定している。これは、各キャッシュブロック毎に、LRUだけでなくアクセス回数を記録し、このアクセス回数が一定以上のブロックに対してはLRUが最下位であっても他のブロックを排除の対象とするというものである。

【0007】さらに、ホスト計算機からのアクセスの統計情報を算出し、これをキャッシュ管理に取り入れる方法も提示されている。例えば、特開平 1 - 1 2 8 1 4 5 では、ディスク装置への読み出しと書き込みの各々にアクセス時刻とアドレス情報を登録する。そして、個々の同一のアドレスに対する書き込みから読み出しまでの蓄積時間を算出して分布を調べ、そこからある時間Tを決定し、この時間Tが経過したらキャッシュメモリ上の書き込みデータを排除するというものである。

【0008】

【発明が解決しようとする課題】従来のディスクキャッシュ制御は以上のように構成されているので、もう少しキャッシュメモリ上の滞在時間を延ばせば使われ得るデータであっても、過去に一度はキャッシュメモリ上から排除された経歴を有するデータでないと該当データとは判断されないという問題点があった。

【0009】また、それまではアクセス頻度の高いデータであっても、業務アプリケーションが変化したことで、今後はこのデータがアクセスされる可能性が殆んどなくなってしまったにも拘らず、これまでのアクセス回数が蓄積されているために、これから使用頻度が高くなる

ことが予測されるにも拘らず未だアクセス回数が少ないようなデータが、キャッシュメモリ上から排除されてしまうという問題点があった。

【0010】さらに、種々の属性を持ったデータの全体の蓄積時間分布を総合して時間Tを決定し、この時間内はデータをキャッシュメモリ上に載せておくので、書き出すだけで読み込むことのないデータに対してまでも、一定時間はキャッシュメモリ上に滞在させておく結果となり、その分他のデータを排除するという問題点があった。

【0011】この発明は、上記のような問題点を解決するためになされたもので、LRUアルゴリズムに加えてキャッシュブロックに対するアクセス形態をも考慮して、キャッシュブロックのリプレース優先順位、あるいはリプレースタイミングを決定することにより、システム稼動状況を反映したヒット率の高いディスクキャッシュ制御方式を提供することを目的とする。

【0012】

【課題を解決するための手段】第1の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式は、ホスト計算機と外部記憶装置間のデータ転送制御を行い、転送データの一部を保持するキャッシュメモリと、該キャッシュメモリを適当な大きさのキャッシュブロックに分割して管理するキャッシュ管理手段と該キャッシュ管理手段の情報に基づいてキャッシュ制御を行うキャッシュ制御手段とを備えた外部記憶制御手段において、外部記憶制御手段は前記ホスト計算機から前記外部記憶装置に対するアクセス属性を管理するキャッシュ属性管理手段を備え、キャッシュ制御手段はキャッシュ管理手段とキャッシュ属性管理手段が保持する管理情報に基づいてキャッシュブロック管理を行うようにしたものである。

【0013】第2の発明は、第1の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、アクセス属性を管理するキャッシュ属性管理手段はアクセスコマンド情報とアドレス情報とレングス情報とアクセス形態情報を含むようにし、ホスト計算機から設定可能としたものである。

【0014】第3の発明は、第1の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、外部記憶制御手段はアクセス状況解析手段を備え、該アクセス状況解析手段はホスト計算機から外部記憶装置に対するアクセス状況を解析し、該解析結果に基づいてキャッシュ属性管理手段に設定するようにしたものである。

【0015】第4の発明は、第3の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、アクセス状況解析手段は外部記憶装置に対するアクセス属性がライト動作によって該アクセスアドレスが一定区間に集中していることを解析判断基準とするようにしたものである。

【0016】第5の発明は、第3の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、アクセス状況解析手段は外部記憶装置に対するアクセス属性が同一アドレスに

対してホスト計算機から該外部記憶装置へのデータリード動作に続く次のアクセス形態がデータライトであることを解析判断基準とするようにしたものである。

【0017】第6の発明は、第2乃至第4の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、キャッシュ制御手段によるキャッシュブロックリプレースのための優先順位変更は、ホスト計算機からのキャッシュブロックアクセスに引き続いて次のキャッシュブロック領域に対するアクセスが行われた時点で行うようにしたものである。

【0018】第7の発明は、第2または第3または第5の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、キャッシュ制御手段によるキャッシュブロックリプレースのための優先順位変更は、ホスト計算機からのキャッシュブロックアクセスに引き続いて該同一キャッシュブロック領域に対するアクセスが行われた時点で行うようにしたものである。

【0019】

【作用】第1の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式は、キャッシュ制御手段が、キャッシュメモリをキャッシュブロックに分割して管理するキャッシュ管理手段と、ホスト計算機から外部記憶装置に対するアクセス属性を管理するキャッシュ属性管理手段が保持する管理情報に基づいてリプレース対象とするキャッシュブロックの優先順序の管理を行う。

【0020】第2の発明は、第1の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、アクセスコマンド情報、アドレス情報、レングス情報、およびアクセス形態情報を含むようにして構成されたキャッシュ属性管理手段の情報をホスト計算機から設定可能とする。

【0021】第3の発明は、第1の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、アクセス状況解析手段を備えるようにし、該アクセス状況解析手段がホスト計算機から外部記憶装置に対するアクセス状況を解析し、この解析結果をキャッシュ属性管理手段に設定する。

【0022】第4の発明は、第3の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、アクセス状況解析手段が、外部記憶装置に対するアクセス属性がライト動作によってアドレスの一定区間に集中していることを解析の判断基準とする。

【0023】第5の発明は、第3の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、アクセス状況解析手段は外部記憶装置に対するアクセス属性が同一アドレスに対してホスト計算機から該外部記憶装置へのデータリード動作に続く次のアクセス形態がデータライトであることを解析の判断基準とする。

【0024】第6の発明は、第2乃至第4の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、キャッシュ制御手段がキャッシュブロックリプレースのための優先順位変更を、ホスト計算機からのキャッシュブロックアク

セスに引き続いて次のキャッシュブロック領域に対するアクセスが行われた時点で行うようにする。

【0025】第7の発明は、第2または第3または第5の発明に係わるディスクキャッシュ制御方式において、キャッシュ制御手段がキャッシュブロックリプレースのための優先順位変更を、ホスト計算機からのキャッシュブロックアクセスに引き続いて該同一キャッシュブロック領域に対するアクセスが行われた時点で行うようにする。

【0026】

【実施例】

実施例1. 以下、この発明の一実施例を図について説明する。図1において、1はホスト計算機、2はホスト計算機からのデータを記憶するディスク装置、3はホスト計算機1とディスク装置2とのデータ転送を制御するディスク制御装置、4はホスト計算機1とディスク装置2との間で転送するデータを一部保持するキャッシュメモリ、5はホスト計算機1とディスク装置2との転送データがキャッシュメモリ4上にあるかどうかを判断し、あれば極力キャッシュメモリ4からデータ転送を行なうように制御するキャッシュ制御部、6はキャッシュメモリ4上のデータを管理するキャッシュ管理テーブルであり、このテーブルによりキャッシュ制御部5がキャッシュのヒット・アンヒットを判定する。また、7はホスト計算機からのアクセス履歴を記録し分析するアクセス状況分析手段、8はキャッシュしても無意味なデータの属性を記録する非キャッシュ属性テーブルである。

【0027】図2はキャッシュ管理テーブル6の構成を表わした図であり、4ウェイセットアソシエティブ方式のキャッシュメモリ4の構成を示している。また、60はディスク装置2の4セクタを1つのキャッシュブロックとして管理するためのブロック情報である。

【0028】図3はブロック情報60の構成を示した図である。図において、600はこのブロックのデータが有効であるかを示すブロック有効フラグ、601はこのブロックのデータにホスト計算機1からのデータをライトして、且つ、まだディスク装置2へはライトしていないデータがあることを示すブロック更新フラグ、604はブロック情報60が保持するデータのブロックアドレスであり、ディスク装置2のセクタアドレスの上位一部を示すものでもある。また、605はディスク装置2が複数台あった場合の識別のためのユニットアドレス、606はこのブロック情報のアクセス頻度を示すためのLRUフラグである。

【0029】図4は非キャッシュ属性テーブル8の構成を示した図であり、81はキャッシュさせないアクセスのコマンドを示すコマンド情報、82は同じくキャッシュさせないアクセスの開始アドレスを示すアドレス情報、83はアドレス情報82のリミット値を表すレングス情報、84は各エントリがログ領域であるか否かを表

すログ情報ビットである。

【0030】また、図5は本発明によるライト時のキャッシュ制御を説明するフローチャートであり、図6、図7は本発明の実施例を理解し易くするための説明図である。

【0031】次に動作について、図1乃至図7に基づいて説明する。まず、非キャッシュテーブルの基本的な使用方法を説明する。ホスト計算機1からディスク装置2のアドレス10000から2セクタのライト要求（以降アクセス（a）という）があったとする。キャッシュ制御部5はキャッシュ管理テーブル6を検索し、前記要求アドレスのデータがキャッシュメモリ4上に存在するか否かを調べるためにブロック情報60の中のブロック有効フラグ600をチェックする。これにより、キャッシュメモリ4上に該当するデータがあればこのブロックにデータをライトする（ステップS13）。キャッシュメモリ4上に存在しなかった場合は、未使用ブロックの有無をチェック（ステップS3）し、未使用ブロックも存在しなかった時は、LRUが最下位のブロックのデータをキャッシュメモリ上から排除するための処理を行う。その為、LRUが最下位のブロックデータに変更が加えられていたならば（ステップS4）、このブロックをディスク装置2へライトバックして（ステップS5）、空きブロックを割り当てた後（ステップS6）その領域にデータを書き込む。次に、キャッシュ制御部5は非キャッシュ属性テーブル8を参照し（ステップS14）、今回のアクセス（a）がある特定の属性かどうかを判定する（ステップS15）。

【0032】ここで例えば、今回のアクセス要求（a）がアドレス10000へのライトであったとする。すると、非キャッシュ属性テーブル8を参照する。ここで、非キャッシュ属性テーブル8にはアドレス20000からレンジ10000のライトのアクセスという情報があり、この領域に対するライトはキャッシュしてもシステムの後に使われることが無い（例えばデータベースシステムのログデータ84）ようなデータ領域であると仮定する。まず、非キャッシュ属性テーブル8のコマンド属性81には“ライト”と記されているので、今回のアクセス要求（a）は該当する。次に非キャッシュ属性テーブル8のアドレス属性82を参照すると、今回のアクセス要求（a）はアドレス10000に対するアクセスなので、該当しない。従って、キャッシュ制御部5は通常通りにこのブロックのLRUフラグを最上位に変更する（ステップS11）。

【0033】つぎに、ホスト計算機1からディスク装置2のアドレス25000から2セクタのライト要求（以降アクセス要求（b）という）があったと仮定する。キャッシュ制御部5はキャッシュ管理テーブル6を検索し、前記要求アドレスのデータがキャッシュメモリ4上に存在するか否かの判断をブロック情報60の中のブロ

ック有効フラグ600のチェックにより行う。これにより、キャッシュメモリ4上に該当するデータがあればこのブロックにデータをライトする。キャッシュメモリ4上に無かった場合には、必要に応じてステップS3、及びステップS4を実行し、LRUが最下位のブロックをディスク装置へライトバック（ステップS5）して、空きブロックを割り当て（ステップS6）、その領域にデータをライトする。次に、キャッシュ制御部5は非キャッシュ属性テーブル8を参照（ステップS14）し、今回のアクセス要求（b）がある特定の属性かどうかを判定する（ステップS15）。まず、非キャッシュ属性テーブル8のコマンド属性81にはライトと記されているので、今回のアクセス要求（b）は該当する。次に非キャッシュ属性テーブル8のアドレス属性82を参照すると、今回のアクセス要求（b）はアドレス25000に対するアクセスなので、今度は該当する。最後に非キャッシュ属性テーブル8のレンジ情報83を参照し、このレンジ情報83には10000と記されているので、今回のアクセス要求（b）は全て条件を満足する。以上により、キャッシュ制御部5は今回のアクセス要求（b）に該当したブロックのLRUフラグ606を通常とは逆の“最下位”に変更する（ステップS16）。

【0034】さらに、ホスト計算機1からディスク装置2のアドレス40000から2セクタのアクセス要求（以降アクセス要求（c）という）があったと仮定する。上記と同様にして、まずキャッシュ管理テーブルを検索し、キャッシュメモリ4上に無ければ、LRUが最下位のブロックをリプレースする。即ち、この時リプレース対象となるのは、アクセス要求（b）が最も最近にアクセスされたにも拘らず、このアクセス要求（b）のアドレス25000に対するライトブロックが対象となり、これより以前にアクセス要求（a）されたアドレス10000のライトブロックではない。このようにして非キャッシュ属性テーブル8に該当する（例えば、データベースシステムのログデータ）ようなアクセスは優先的にキャッシュ上からリプレースされる。

【0035】ここからは、非キャッシュ属性テーブル8の定義をホスト計算機から変更する動作を説明する。システムのディスクキャッシュにキャッシュしても無意味な領域がシステム稼動中に変更になったと仮定する。すると、ホスト計算機はディスク制御装置3に対して非キャッシュ属性変更命令（以降命令（4）という）を発行する。ディスク制御装置3は、この命令（4）の中の情報に従って非キャッシュ属性テーブルの内容を変更する。例えば、この命令（4）にはアドレス10000からレンジ20000までのライトコマンドを非キャッシュ化する旨の指示があったとする。ディスク制御装置は、この命令（4）の指示情報と非キャッシュ属性テーブル8のアドレス情報82とレンジ情報83の内容とを比較する。もし、この命令（4）の指示するアドレス

範囲が非キャッシュ属性テーブル8の各エントリのいずれかに一致するか、若しくは、1部の領域が一致する場合、このエントリ内容を変更する。また逆に、一致するものがなければ新たにエントリを追加して登録する。このように、ホスト計算機がディスク制御装置にキャッシュしても無駄な領域を予め知ることによって、キャッシュしても無駄な領域に対するアクセスが優先的にキャッシュ上からリプレースされるようにキャッシュ制御が実行される。

【0036】ここからは、非キャッシュ属性テーブル8の定義をディスク制御装置自身が動作状況より判断して変更する原理を説明する。ホスト計算機からディスク装置へのアクセスが発生する都度、キャッシュ制御部5はそのアクセス情報をアクセス状況解析手段7に通知する。アクセス状況解析手段7はその情報を逐一記録する。このアクセス情報にはアクセスしたディスク装置のユニット番号、アドレス、コマンドなどが有る。また、アクセス状況解析手段7は一定時間毎にこのアクセス記録を分析する。分析に当たっては、まず、ユニット毎にアクセスを分類する。次にディスク装置の全アドレス領域を適当な大きさに区切り、この各区分毎にコマンド別に累積を計算する。例えば、図6は1つのディスク装置について累積を計算した結果を分かり易いようにグラフ化したものであり、横軸はディスク装置へアクセスした時のセクタアドレス、縦軸はアクセス回数を表わしている。そして、アクセス状況解析手段7はこの結果から2つの特徴を抽出する。1つの特徴は、累積値が全体に比べかなり高く、かつ、それがほとんどライトコマンドである領域。図6では、(1)の部分に相当する。もう1つの特徴は、累積値が全体に比べ割と高く、且つ、そのコマンドの比率はライト動作とリード動作が同等程度発生する領域で図6の(2)の部分に相当する。これら分析の結果より、1つ目の特徴に該当する領域は前述のログ領域に対応し、2つ目の特徴に該当する領域は前述のランダム領域に対応していることが分かる。次に、アクセス状況解析手段7はこれらの領域を非キャッシュ属性として非キャッシュ属性テーブル8へセットする。1つは、非キャッシュ属性テーブル8の中にログ領域として上記の(1)の部分に相当する領域と、それ以降適当な大きさの領域を合わせた領域、及び、ログ情報ビット84を有効にする。この場合、コマンド属性81に"ライト"、アドレス属性82に10000、レンジ情報83に10000、そして、ログ情報ビットに"1"をセットする。分析結果のログ領域だけでなく、それ以降の領域を加えるのは、ログ領域がシーケンシャルアクセスされ、これ以上の領域もログ領域と推測されるからである。もう1つは、ランダムアクセス領域として上記の(2)の部分に相当する領域をセットする。この場合にはコマンド属性81に"ライト"、アドレス属性82に30000、レンジ情報83に20000、そして、

ログ情報ビットに"0"をセットする。コマンド属性81として"リード"ではなく"ライト"とセットする理由は、後で説明する。このようにして、アクセス状況解析手段7がホスト計算機からのアクセス状況を解析して非キャッシュ属性テーブル8の内容を変更する。

【0037】次に、LRUを最下位に変更するタイミングをアクセスした時点ではなく、そのアクセスしたキャッシュブロックの次のキャッシュブロックに対応する領域へアクセスした時点で行なう場合の動作について説明する。まず、ホスト計算機1からディスク装置2のアドレス15000から2セクタのライト要求があったと仮定する。このアクセスは、非キャッシュ属性テーブル8を参照すると該当ブロック(図6の(1)のログ領域に該当する)に相当しているので、この時点でこのブロックのLRUを最下位にしてもよい。しかしながら、今回の例のように1つのブロックを4セクタとすると、図7に示すように、このブロックの(2)に残りの領域部分が存在することになる。ログ領域はシーケンシャルアクセスが多いので、次のログアクセスではこの図7のブロックの残りの部分にライトする可能性が高い。従って、この時点でLRUを最下位にすると、次のログアクセスまでにこのブロックがリプレースされてしまう恐れがある。そこで、非キャッシュ属性テーブル8のログ領域に該当するアクセスが発生してもログビットが有効な場合には、その時点では直ちにLRUを最下位にせずに、図7で示すように(3)のアクセスが発生した時点で、即ち次のブロック(m+1)にアクセスが移った時点で、アクセス(3)に対応したキャッシュブロックm+1ではなく、先のアクセス(2)に対応するキャッシュブロックmのLRUを最下位にするように制御する。このようにすれば、同一ブロックに複数のアクセスが発生する場合に有効に対処することができる。

【0038】最後に、LRUを最下位に変更するタイミングをアクセス時点ではなく、即ち、最初のアクセスがデータリードで、次のアクセスがデータライトの時にこのデータライト動作の時点で行なう場合について動作を説明する。図6の(2)に示すようなランダム領域のデータは、銀行の勘定系トランザクションのように一旦ホスト計算機に読み出されて、何等かの加工を受けた後、再びライトされる可能性が高い。そのため、このリードによるアクセス時点でLRUを直ちに最下位にすると、やがて上記の再ライトアクセスが行われる前に、このブロックがリプレースされてしまう可能性が発生する。そのために、非キャッシュ属性テーブル8のコマンド情報81にはリードではなく"ライト"とセットしておく。すると、その後にホスト計算機1からディスク装置2のアドレス40000から2セクタのライト要求があった時点で、キャッシュ制御部5は非キャッシュ属性テーブル8のコマンド情報81も含めて、アドレス情報82、レンジ情報83、ログビット情報84の全てが一致するの



で、このブロックのLRUを最下位に変更する。このように制御すると、上記のようなランダム領域のデータにおいても、同一ブロックに対する再ライトアクセスをキャッシュヒットさせることができる。

【0039】

【発明の効果】 以上のように、この発明によれば、キャッシュブロックのリプレース優先順位をキャッシュブロックのLRUアルゴリズムに加えてアクセス属性管理情報に基づいて決定するようにしたので、不要なデータをキャッシュメモリ上に長く記憶することがなく、ディスクキャッシュのヒット率を向上させることができるという効果がある。

【0040】 また、アクセス属性管理情報をホスト計算機から設定できるようにしたので、運用形態に即したキャッシュシステムが実現可能となり、システムに依存することなくヒット率の高いディスクキャッシュを実現することができるという効果がある。

【0041】 また、外部記憶制御手段自身がアクセス属性管理情報を変更できるようにしたので、システム稼動状況を敏感に反映したキャッシュシステムが実現でき、ディスクキャッシュのヒット率を向上させることができるという効果がある。

【0042】 また、アクセス属性としてシーケンシャルアクセス領域を推定し、連続アクセスが予測される領域に対してキャッシュしても効果の少ないデータをキャッシュメモリ上から排出し、その分他のデータを長期間に亘ってキャッシュメモリ上に記憶できるようにしたので、ディスクキャッシュのヒット率を向上させることができるという効果がある。

【0043】 さらに、アクセス状況からリード動作とライト動作によるランダムアクセス領域を推定し、該領域に相当するデータに対しては更新処理が終了した後にキャッシュメモリ上から排出するようにしたので、更新途中において該データブロックが排出されてしまい書き込みのために再度キャッシュメモリ上に読み込むといった無駄を省くことができ、ディスクキャッシュのヒット率を向上させることができるという効果を奏する。

【図面の簡単な説明】

【図1】 この発明の一実施例によるディスク制御装置を示すブロック図である。

【図2】 この発明の一実施例によるキャッシュ管理テーブルを示す構成図である。

【図3】 この発明の一実施例によるブロック情報を示す構成図である。

【図4】 この発明の一実施例による非キャッシュ属性テーブルを示す構成図である。

【図5】 この発明の一実施例によるライト時のキャッシュ制御を示すフローチャートである。

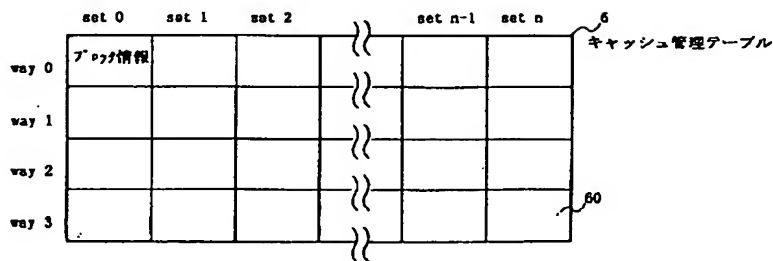
【図6】 この発明の一実施例によるホストからのアクセスを分析したグラフである。

【図7】 この発明の一実施例によるホストからのアクセスを示す模式図である。

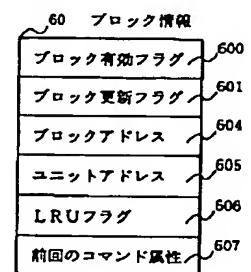
【符号の説明】

1 ホスト計算機、2 ディスク装置、3 ディスク制御装置、4 キャッシュメモリ、5 キャッシュ制御部、6 キャッシュ管理テーブル、7 アクセス状況解析手段、8 非キャッシュ属性テーブル。

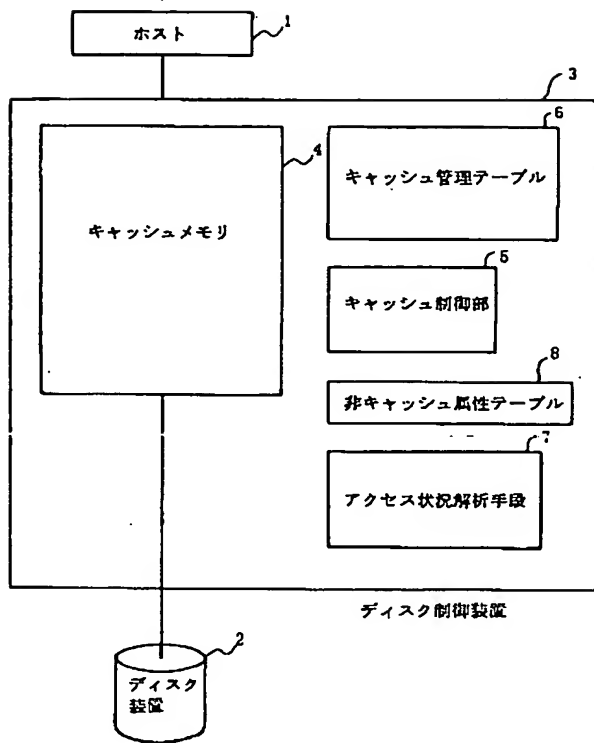
【図2】



【図3】



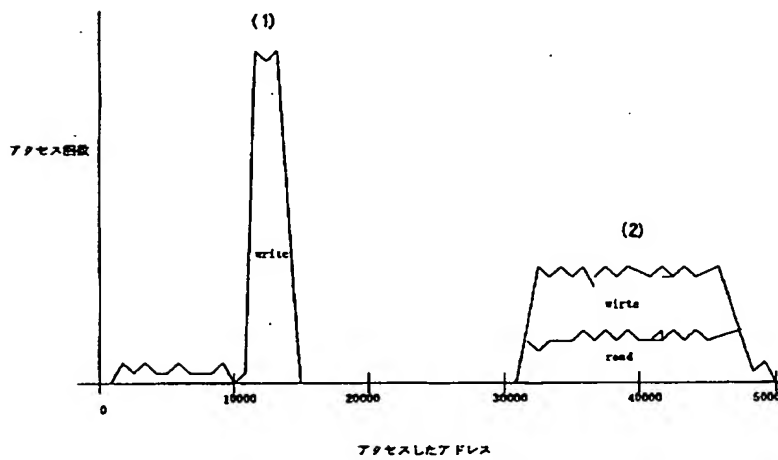
【図1】



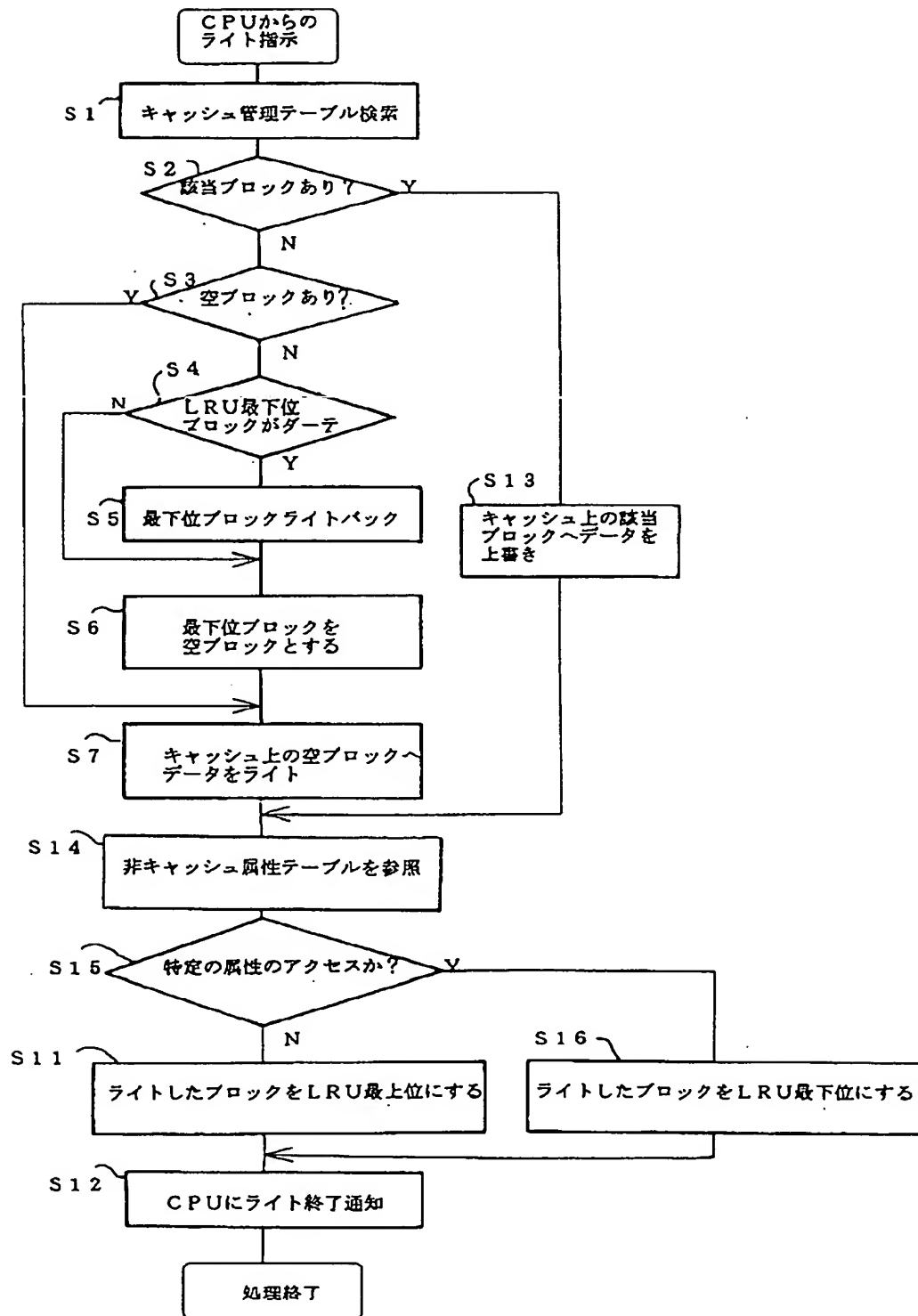
【図4】

	81 コマンド情報	82 アドレス情報	83 レングス情報	84 ログビット
エントリ1	ライト	20000	10000	1
エントリ2	ライト	10000	10000	1
...	...	...	...	...
エントリn	ライト	30000	20000	0

【図6】



【図5】



The diagram shows a horizontal bar representing memory, divided into three sections labeled 'キャッシュブロック' (Cache Block). The first section contains four small squares, each labeled 'セクタ' (Sector). The second and third sections are filled with a dense grid pattern. Above the bar, three arrows point to specific locations, labeled (1), (2), and (3), each followed by the text 'のアドレス' (Address). Below the bar, three vertical dashed lines mark the boundaries of the blocks, with the addresses 15000, 15002, and 15004 indicated below them.